



## НОВАЯ МЕТРИКА ДИНАМИЧЕСКОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ, БАЗИРУЮЩАЯСЯ НА ЭКСТРЕМАЛЬНОМ ПРИНЦИПЕ

(ФГБОУ ВПО «Самарский государственный аэрокосмический университет  
им. академика С.П. Королева (национальный исследовательский университет)»)

В современных сетях используются различные принципы маршрутизации, наиболее трудоёмкий способ определения маршрута статический. Глобальная сеть состоит из огромного числа маршрутизирующих узлов, которое постоянно растёт, поэтому невозможно ограничиться только статической маршрутизацией. Поиск маршрута в современных сетях осуществляется динамически. Каждый протокол маршрутизации, будь то внутридоменный протокол RIP, OSPF, EIGRP, или междоменный BGP, опирается на соответствующую метрику маршрутизации.

Суть нашей работы состоит в попытке построить метрику динамической маршрутизации, основываясь на экстремальном принципе. Различные области физики давно оперируют с понятием экстремума для специально выбранной величины. В качестве первоосновы для последующего анализа был выбран принцип Ферма, как наиболее близкий для динамического поиска сетевого маршрута:

$$\delta \int_A^B n dl = 0$$

или для сред с постоянным показателем преломления:

$$S = \min \sum_i n_i l_i$$

В качестве действия, был выбран трафик, который в данный момент обслуживается на маршруте. Для нахождения этого трафика используется закон Литтла из теории массового обслуживания (ТМО):

$$N = \lambda T$$

Закон Литтла позволяет найти трафик, который в данный момент обслуживается системой на исследуемом маршруте:

$$F = \sum_{i=1}^N (C_i - B_i) D_i$$

Однако данная функция не учитывает влияние потерь пакетов на участке сети, с учетом потерь:

$$F = \sum_{i=1}^N (C_i - B_i) (D_i + p_i D_i^{buf})$$



Функция из уравнения выше может быть выбрана в качестве аналога действия в физике. Условие минимума для этой величины позволяет выбрать оптимальный маршрут:

$$\min_{j=1,K} F_j = \min_{j=1,K} \left[ \sum_{i=1}^N (C_i - B_i)(D_i + p_i D_i^{buf}) \right]_j.$$

Далее проведем сравнение найденной метрики с метриками базовых протоколов маршрутизации. Самый простой протокол динамической маршрутизации это **RIP**. В качестве метрики используется количество участков маршрута (hop). Положим в найденной метрике маршрутизации:

$$B_i = B, C_i = C, D_i = D, p_i = 0, \text{ тогда:} \\ F = (C - B)D \cdot \min_{j=1,K} [N_j].$$

**OSPF** предлагает оптимальное использование пропускной способности, метрика определяет вес ребра графа, как  $10^6/B_i$ . Для сравнения возможных  $K$  маршрутов строится суммарная метрическая функция  $F_j = \sum_{i=1}^N 10^6/B_i$ , далее выбирается маршрут с наименьшим значением метрики:

$$F^{OSPF} = \min_{j=1,K} \sum_{i=1}^N \frac{10^6}{B_i}.$$

В данном уравнении представим задержку пакета при передаче его по отдельному участку сети суммой двух слагаемых:

$$D_i = \frac{l_i}{0,6c} + \frac{W}{B_i}.$$

Для внутридоменной маршрутизации характерны каналы передачи данных небольшой длины, поэтому в уравнении выше следует принять  $l_i = 0$ , тогда метрическая функция без учета потери пакетов равна:

$$F_i^{th} = \frac{C_i W}{B_i} - W.$$

Так как доступная полоса всегда меньше емкости канала, то метрическая функция из уравнения всегда положительная. Она с точностью до постоянной совпадает с метрикой **OSPF**.

Однако учет длины канала передачи данных позволяет определить границы применимости метрики **OSPF**, равно как и пути дальнейшей модернизации метрической функции. В этом случае метрическая функция на участке маршрута может быть представлена в виде

$$F_i^{th} = \frac{C_i l_i}{0,6c} - W - \frac{l_i}{0,6c} B_i + \frac{W C_i}{B_i}$$

Первые три члена этого уравнения представляют собой аффинную функцию относительно переменной  $B_i$ . Теоретическая метрика  $F_i^{th}$  из уравнения и



метрика  $OSPF$   $F_i^{OSPF}$  совпадают с точностью до константы, когда доступная ширина канала равна

$$B_i^0 = C_i - \frac{0,6cW}{l_i}$$

Для того чтобы понять насколько отличаются две метрики найдем абсолютную ошибку метрики  $\Delta F$  для значения  $B_i = B_i^0 - kC_i$ , где  $k$  - некий постоянный коэффициент.

$$\Delta F_i = F_i^{th} - F_i^{OSPF} = kC_i \left( \frac{l_i}{0,6c} + \frac{WC_i}{B_i^2} \right)$$

Обратная зависимость при сравнительно малой длине канала ( $l_i \ll cW/B_i$ ) и без учета потери пакетов описывает процесс динамической маршрутизации достаточно хорошо.

У метрики  $EIGRP$  есть несколько отличий от  $OSPF$ . Во-первых, данная метрика относится ко всему маршруту, ее невозможно вычислить для отдельных участков. Кроме того, метрика  $OSPF$  отличается от теоретически найденной и при суммировании ее по участкам маршрута ошибка может накапливаться, особенно если на канале не выполняется условие  $l_i \ll cW/B_i$ . Также метрика  $OSPF$  не учитывает потери пакетов на маршруте.

Метрика  $EIGRP$  включает пять основных переменных (по умолчанию используются только две. Если значения базовых коэффициентов равны значениям по умолчанию, то с учетом весовых коэффициентов,  $EIGRP$  метрическая функция будет находиться как:

$$W = bandwidth + delay$$

Для междоменной маршрутизации нельзя игнорировать длину каналов передачи данных в уравнении для задержки. В этом случае первое слагаемое из левой части уравнения становится доминирующим:

$$D = \sum_{i=1}^N D_i = \frac{\sum_{i=1}^N l_i}{0,6c} + \sum_{i=1}^N \frac{W}{B_i}$$

Первое слагаемое равно общей протяженности маршрута к скорости распространения сигнала, второму же слагаемому можно дать оценку сверху:

$$\sum_{i=1}^N \frac{W}{B_i} \leq \frac{NW}{\min_{i=1..N} B_i} = \frac{NW}{B}$$

Уравнение для оценки погрешности  $OSPF$  указывает на то, что метрика  $OSPF$  в общем случае должна быть дополнена слагаемым, пропорциональным задержке пакетов на маршруте  $D$ .

В тоже время наличие второго слагаемого в уравнении для задержки позволяет сделать важный вывод о весовом коэффициенте для метрик  $EIGRP$ . Для этого вместо коэффициента  $kC$  изменяют единицу измерения задержки пакета. В уравнении метрики  $EIGRP$  первый член пропорционален  $10^6/B$ , в то время



как второй член содержит слагаемое  $10^4/B$ . Для того, чтобы привести оба слагаемых к единой шкале, необходимо ввести дополнительный множитель  $10^2$ . На практике это означает, что задержка в метрике *EIGRP* измеряется в десятках миллисекунд, а не в секундах.

Для того чтобы воспроизвести зависимости, найденные в метрике, основанной на экстремальном принципе, понадобилось введение многочисленных весовых коэффициентов. Наиболее полная метрика *EIGRP* содержит все тот же набор сетевых величин, что используется для вычисления найденной метрики, а подбор весовых коэффициентов позволяет правильно сравнить метрику *EIGRP* в выбранных диапазонах значений.

Вопрос практической реализации найденной метрики и создание нового алгоритма маршрутизации не рассматривался в данной работе, так как требует отдельных экспериментальных исследований с тем, чтобы рассчитывать метрику, основанную на экстремальном принципе, с наименьшими затратами, не загружая сеть измерениями и не позволяя маршруту часто изменяться.

Отдельно стоит вопрос и о дальнейших теоретических исследованиях, так как принцип экстремумов неразрывно связан с вариационным принципом. Основное, понять, как производить вариацию переменных и что будет описывать полученное уравнение. Вероятно, что оно будет описывать особенности маршрутизации на единичном роутере с несколькими маршрутизирующими каналами, в отличие от найденной метрической функции, описывающей протяженный маршрут.